

5 Análise da Proposta MIRROR

5.1. Introdução

A avaliação da proposta MIRROR foi efetuada em duas frentes distintas, uma baseada na análise comparativa entre a MIRROR e as principais alternativas propostas ao IP Multicast, e outra baseada no desenvolvimento de um protótipo da proposta no simulador NS (“Network Simulator”), objetivando referendar os resultados da análise comparativa.

Na análise comparativa, buscou-se confrontar a MIRROR com propostas consagradas na literatura e que discutiam as mesmas questões abordadas neste trabalho. Para comparar as diferentes propostas procurou-se utilizar parâmetros identificados na literatura como os que melhor avaliavam as questões relacionadas à escalabilidade, à complexidade e à otimização dos recursos da rede. São eles: requisitos de informações de estado, custo com informações de controle, custo de encaminhamento dos pacotes e custo da árvore multiponto.

O desenvolvimento do protótipo envolveu um série de etapas preliminares consistindo tanto de estudos sobre o funcionamento, a composição interna e as metodologias para adicionar funcionalidades ao simulador, como da operação e do desenvolvimento de novos módulos ao NS. O desenvolvimento do protótipo propriamente dito demandou, além da inserção das funcionalidades que simulassem o comportamento da proposta, a criação de uma nova estrutura de nó e a alteração de módulos já existentes (OBS e MPLS), para tornar possível a simulação de redes comutadas por rajadas ópticas rotuladas.

Neste capítulo descreve-se, inicialmente, os principais trabalhos relacionados com a MIRROR. Em seguida, avalia-se a utilização do paradigma OBS como esquema de comutação, ressaltando-se seus benefícios e possíveis problemas. Analisa-se, então, as adaptações sugeridas na MIRROR, comparando-a com as principais alternativas propostas ao IP Multicast. Por fim, apresenta-se os resultados das simulações realizadas com o protótipo da proposta MIRROR desenvolvido no NS.

5.2. Trabalhos Relacionados

Como mencionado no Capítulo 3, o modelo do IP Multicast continua sujeito a muitas críticas (Diot, et al., 2000; Barros & Stanton, 2001) e, conseqüentemente, sendo bastante investigado. Entre as propostas mais discutidas recentemente estão aquelas que procuram reduzir a complexidade do modelo e melhorar a sua escalabilidade em termos de número de grupos ativos simultaneamente. Neste contexto, destacam-se: o EXPRESS (Holbrook et al., 1999) e o SSM (“SSM-Source-Specific Multicast”) (Holbrook & Cain, 2003), o REUNITE (“REcursive UNicast TrEes”) (Stoica et al., 2000) juntamente com seu aperfeiçoamento HBH (“Hop By Hop”) (Costa et al., 2001a), assim como o XCAST (“eXplicit multiCAST”) (Boivie et al., 2002).

A proposta EXPRESS consiste na adoção de um modelo baseado em canal, no qual cada grupo multiponto tem apenas um emissor e passa a ser identificado unicamente pela dupla (S, G), onde ‘S’ indica o endereço IP do emissor e ‘G’ o endereço IP classe D do grupo. Com apenas uma fonte por grupo, o EXPRESS torna desnecessário o uso de árvores compartilhadas (*,G), da forma como são empregadas no IP Multicast padrão, com suas complexidades associadas, principalmente aquelas relacionadas ao gerenciamento inter-domínios. Como apresenta soluções tanto para a questão de identificação inequívoca de um grupo, como para redução da complexidade do modelo, principalmente associada ao gerenciamento de árvores compartilhadas, a proposta EXPRESS passou a receber grande atenção de pesquisadores e profissionais da área, tendo sido criado pela IETF, inclusive, um grupo de trabalho específico sobre o tema, denominado SSM (SSM, 2002). Contudo, esta abordagem continua mantendo informações de estado relativas ao grupo multiponto em todos os roteadores pertencentes à árvore de distribuição, o que compromete bastante a escalabilidade do modelo em termos do número de grupos ativos simultaneamente.

Com o propósito de apresentar uma solução para essa questão de escalabilidade, alguns grupos de pesquisa vêm propondo abordagens que se baseiam na idéia de que as informações de estado relativas a um grupo multiponto devem ser mantidas apenas nos nós responsáveis pela ramificação na árvore de distribuição (além do nó raiz e dos nós folhas) (Stoica et al., 2000; Costa et al., 2001a). Neste contexto, REUNITE foi uma das propostas que ganhou maior

visibilidade por implementar a distribuição multiponto baseada na infra-estrutura ponto a ponto (“unicast”). O REUNITE também trabalha apenas com um emissor por grupo, porém não utiliza endereços IP classe D. Ao invés disso, a identificação do grupo e o encaminhamento dos dados são baseados em endereços IP ponto a ponto. A informação de roteamento é separada em duas tabelas, uma de controle multiponto e uma de reenvio multiponto. Roteadores de simples reenvio para um determinado grupo mantêm entrada para este grupo apenas em sua tabela de controle, enquanto nós de ramificação possuem informações em sua tabela de reenvio multiponto. Essas informações são utilizadas pelos nós de ramificação para criar, recursivamente, cópias dos pacotes de dados. Nessas cópias os endereços de destino são modificados, de modo que todos os membros do grupo recebam uma cópia da informação. O REUNITE, porém, apresenta problemas na construção de árvores multiponto quando tem que lidar com caminhos assimétricos (Costa et al., 2001a). O HBH mantém a idéia base do REUNITE e sugere modificações para corrigir os problemas com roteamento assimétrico.

Apesar de melhorar a escalabilidade do modelo, a proposta de manter informações de estado relativas ao grupo apenas nos pontos de ramificação da árvore multiponto aumenta o custo de encaminhamento dos pacotes, pois cada roteador que atua como ponto ramificação da árvore passa a ter que fazer várias consultas à tabela de roteamento para poder construir novos pacotes com diferentes endereços de destino para cada ramo. Além disso, os pontos de ramificação precisam ter total conhecimento dos próximos nós de ramificação.

Uma outra alternativa voltada para a melhoria da escalabilidade, no que diz respeito ao número de grupos ativos simultaneamente, é a XCAST e vem sendo bastante debatida nos últimos anos (Boivie et al., 2002). A proposta elimina todo o esquema tradicional de sinalização por sessão e de manutenção das informações de estado relativas ao grupo nos roteadores multiponto. Na verdade, o XCAST não trabalha nem com um esquema de gerenciamento de grupo, nem utiliza qualquer protocolo de roteamento multiponto. A distribuição dos pacotes para os respectivos receptores é feita somente por comunicação ponto a ponto. Os endereços IP dos receptores de uma sessão XCAST são mantidos apenas pelo emissor desta. Quando este emissor vai transmitir ele encapsula os endereços IP de todos os destinatários em cabeçalhos XCAST de cada pacote. Cada roteador ao longo do caminho checa esse cabeçalho e encaminha os pacotes com novos

cabeçalhos apropriados. Por ter que levar em cada pacote os endereços dos destinatários o XCAST vêm sendo empregado apenas no âmbito de grupos com poucos receptores.

5.3. Avaliação do Paradigma OBS

O paradigma OBS vem sendo bastante investigado e testado por pesquisadores e profissionais da área de redes nos últimos anos pois, como mencionado no capítulo 2, quando comparado com a comutação de lambdas e a comutação de pacotes ópticos, possui características e funcionalidades que lhe proporcionam vantagens em diferentes quesitos. Entre suas principais virtudes, o paradigma OBS exibe melhor utilização de largura de banda, menor latência no estabelecimento dos canais e maior adaptabilidade em relação à comutação de lambdas, ao mesmo tempo que apresenta menor complexidade de implementação que a comutação de pacotes ópticos (Abelém & Stanton, 2002a). A Tabela 5.1 resume as principais características dos três paradigmas.

O maior problema do OBS é ser uma proposta relativamente recente, onde ainda não está totalmente claro o impacto no desempenho da rede do seu esquema de sinalização não confiável. Contudo, diversas avaliações vêm sendo divulgadas nos últimos anos com resultados animadores, tanto no contexto da comunicação ponto a ponto (Yoo et al, 2000; Duser et al., 2001; Yu et al., 2002) quanto no âmbito da difusão seletiva (Qiao et al., 1999; Jeong et al., 2002). Inclusive, recentemente foi proposto um projeto denominado JumpStart (2002) (Baldine et al., 2002), surgido da cooperação entre a Universidade do Estado da Carolina do Norte (NCSU) e a instituição ARDA (“Advanced Research and Development Agency”), para investigar possíveis protocolos de controle para redes OBS. A intenção deste projeto é montar uma rede protótipo que faça uso da camada óptica (física) do protótipo da ATDNet (primeiramente chamada MONET).

Paradigmas de Comutação Óptica	Utilização da Largura de Banda	Latência de “setup”	Dificuldade de Implementação	Adaptabilidade (tráfego e falhas)
Lambda	Baixa	Alta	Baixa	Baixa
Rajada (OBS)	Alta	Baixa	Média	Alta
Pacotes/Célula	Alta	Baixa	Alta	Alta

Tabela 5.1 - Comparação entre os paradigmas de comutação óptica.

Para obter resultados quantitativos que possam melhor demonstrar os benefícios que uma rede comutada por rajada pode oferecer, investigou-se como a utilização de largura de banda pode ser afetada pelo uso do paradigma OBS. Para tanto, a partir de (Keshav, 1997) e de (Duser et al., 2001) definiu-se o retardo total nas redes comutadas por rajadas, sem considerar o retardo nas redes de acesso, como sendo:

$$R_{\text{total}} = R_{\text{borda}} + R_{(\text{sinaliz} + \text{propag})} + (\text{Tam}_{\text{rajada}}/\text{Txbit}_{\text{core}}), \quad (1)$$

onde R_{borda} é o retardo na borda da rede e corresponde ao tempo que a rajada fica armazenada até um canal (λ) livre ser atribuído a ela. Desta forma, o retardo de enfileiramento dos pacotes que chegam na rede óptica será limitado por R_{borda} . Além disso, $R_{(\text{sinaliz} + \text{propag})}$ é o retardo de sinalização para estabelecimento do canal, incluindo o retardo de propagação, $\text{Txbit}_{\text{core}}$ indica a taxa de bits (capacidade do canal) na rede óptica e $\text{Tam}_{\text{rajada}}$ representa o tamanho da rajada.

Com a finalidade de modelar a análise para uma situação limite, considerou-se que o tamanho da rajada ($\text{Tam}_{\text{rajada}}$) cresce linearmente com o retardo de borda (R_{borda}), o que corresponde ao comportamento de um tráfego CBR (Keshav, 1997). Em outras palavras:

$$\text{Tam}_{\text{rajada}} = R_{\text{borda}} \cdot \text{Txbit}_{\text{borda}}, \quad (2)$$

onde $\text{Txbit}_{\text{borda}}$ representa a taxa média de bits nas interfaces externas da rede óptica.

Um parâmetro bastante útil para investigar a utilização da largura de banda é o tempo médio de ocupação dos comprimentos de onda (λ s) (Duser et al., 2001), denominado T_{ocup_λ} , e definido como:

$$T_{\text{ocup}_\lambda} = R_{(\text{sinaliz} + \text{propag})} + (\text{Tam}_{\text{rajada}}/\text{Txbit}_{\text{core}}), \quad (3)$$

Substituindo (2) em (3), tem-se:

$$T_{\text{ocup}_\lambda} = R_{(\text{sinaliz} + \text{propag})} + [R_{\text{borda}} \cdot (\text{Txbit}_{\text{borda}}/\text{Txbit}_{\text{core}})]. \quad (4)$$

Outro parâmetro que ilustra bem os benefícios da alocação dinâmica das λ s é a utilização (U) do canal (Duser et al., 2001), que mostra a eficiência com que a largura de banda deste está sendo usada. A utilização ‘ U ’ do canal é definida como a razão entre largura de banda consumida por canal e a capacidade de transmissão dos nós centrais da rede:

$$U = (LB_{por_λ} / T_{xbit_{core}}), \quad (5)$$

onde:

$$LB_{por_λ} = Tam_{rajada} / T_{ocup_λ}. \quad (6)$$

Substituindo-se (4) em (6) e o resultado desta substituição em (5) tem-se:

$$U = [R_{borda} / ((A_{Txbit} \cdot R_{(sinaliz+propag)}) + R_{borda})]. \quad (7)$$

com $A_{Txbit} = T_{xbit_{core}} / T_{xbit_{borda}}$. Mais que a relação entre as taxas de bit do núcleo e da interface externa da rede óptica, A_{Txbit} representa a “aceleração” da taxa de bits, quando migra-se do domínio da comutação eletrônica para o da comutação óptica.

Suponha um retardo de sinalização e de propagação ($R_{(sinaliz+propag)}$) em torno de 5 milissegundos (considerando-se uma rede com 1000 km de diâmetro). A Figura 5.1(a) mostra o tempo de ocupação do canal ($T_{ocup_λ}$), enquanto a Figura 5.1(b) ilustra a utilização do canal (U), em função do retardo de borda (R_{borda}), para diferentes valores de A_{Txbit} .

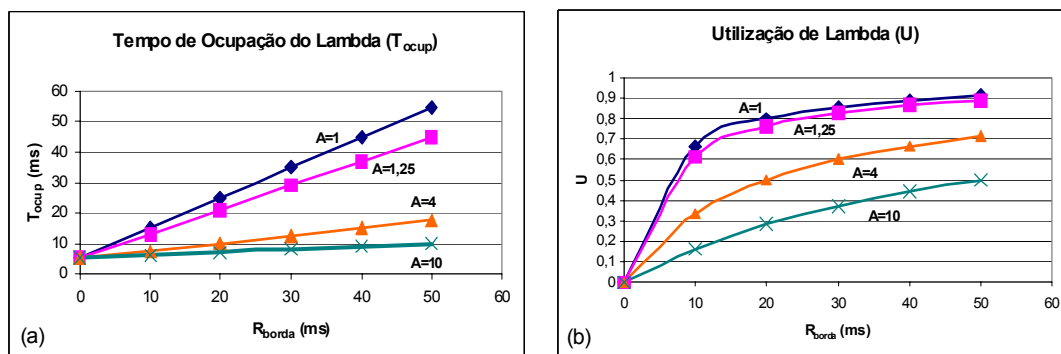


Figura 5.1- Ocupação dos canais com paradigma OBS.

Pela Figura 5.1(a) percebe-se que, quanto maior for o valor de A_{Txbit} , menor será o tempo de ocupação do canal. Como para redes puramente ópticas a tendência é que $T_{xbit_{core}} \gg T_{xbit_{borda}}$, maiores serão os benefícios oferecidos por um paradigma como o OBS, que possibilita a realocação dinâmica dos canais, quando comparada com a comutação de lambdas convencional. Apenas a título de ilustração, mesmo para retardos de borda bastante altos (igual a 50 ms) o tempo de ocupação da lambda, no caso da Figura 5.1(a), fica em torno de 10 ms quando $A_{Txbit} = 10$.

Da mesma forma, a partir da Figura 5.1(b) observa-se claramente que a utilização do canal cai drasticamente com o aumento da A_{Txbit} . O que implica que um esquema de alocação dinâmica dos canais, como o OBS, possibilita um melhor aproveitamento dos recursos da rede, pois permite a reutilização dos canais, tão logo termine a transmissão de uma rajada.

5.4. Análise Comparativa da Proposta MIRROR

Para avaliar as adaptações à difusão seletiva sugeridas na MIRROR, buscou-se realizar comparações com as principais alternativas ao IP Multicast propostas nos últimos anos, apresentadas na Seção 5.2. Como tais alternativas não foram propostas no contexto de redes ópticas, procurou-se utilizar parâmetros consagrados na literatura na análise de modelos de difusão seletiva e que não privilegiassem aspectos relacionados às redes ópticas. Desta forma, adotou-se os seguintes parâmetros na avaliação: requisito de informações de estado, custo com informações de controle, custo de encaminhamento dos pacotes e custo da árvore de distribuição multiponto.

O requisito de informações de estado ($Req_{inf_est}(T)$) permite avaliar a escalabilidade dos modelos de difusão seletiva, em termos do número de grupos ativos simultaneamente (Tian et al., 1998). É medido através da razão entre o número de nós (roteadores ou comutadores) na árvore T que mantêm informações de estado sobre o grupo ('Num_Rots_com_Inf_Est') e o número total de nós que compõem a árvore multiponto T ('Num_Tot_Rots_em_T'):

$$Req_{inf_est}(T) = Num_Rots_com_Inf_Est / Num_Tot_Rots_em_T. \quad (8)$$

O custo de encaminhamento dos pacotes mede o gasto que os nós, ao longo da árvore de distribuição, têm para encaminhar os pacotes de dados aos respectivos receptores (Tian et al., 1998). Para tanto, avalia-se o número de consultas à tabela de roteamento, mais a necessidade de alterações dos cabeçalhos e/ou construção de novos cabeçalhos pelos roteadores, quando do encaminhamento dos pacotes. Em outras palavras:

$$Custo_{enc_pacotes} = Consultas_tab_rot + Alter\&Constr_cabeçalhos_pacotes. \quad (9)$$

O custo com informações de controle avalia o consumo adicional de largura de banda gasto com informações de controle (Dubray, 1998). Tal gasto, como será visto nas seções seguintes, pode ser representado por diferentes expressões,

dependendo do esquema analisado. Em função disso optou-se por representá-lo inicialmente de uma forma genérica:

$$\text{Custo}_{\text{inf}_s\text{_contr}} = \text{Consumo_Banda_com_inf_controle}. \quad (10)$$

O custo da árvore de distribuição multiponto costuma ser medido de duas formas diferentes na literatura. Uma delas é através do número de cópias do mesmo pacote transmitidas nos diversos enlaces da árvore multiponto (Costa et al., 2001a). A outra maneira é baseada na soma dos custos dos enlaces individuais que formam as árvores multiponto, para verificar se tais árvores são ou não construídas através do caminho de menor custo entre o emissor e os receptores (Tian et al., 1998). Ressalta-se que neste segundo caso o menor custo pode ser avaliado em função de diferentes parâmetros, como caminho mais curto, menor retardo, maior largura de banda, ou até mesmo uma combinação dos itens anteriores. Logo, pode-se definir:

$$\text{Custo}_{\text{arv_mponto}} = \text{Num_copias_mesmo_pacote} \text{ ou } \text{Árvore_menor_custo}. \quad (11)$$

Neste trabalho, as duas formas de se avaliar o custo da árvore multiponto serão utilizadas.

5.4.1. Requisitos de Informações de Estado

Como ressaltado na Seção 5.2, uma das alternativas ao IP Multicast atual é o esquema chamado SSM¹, que utiliza apenas árvores de distribuição multiponto iniciadas a partir do emissor (S,G), tornando desnecessário o uso de árvores de distribuição multiponto compartilhadas (*,G), da forma com são construídas no IP Multicast, e todas as complexidades de gerenciamento relacionadas com estas. Tal proposta, porém, mantém informações de estado relativas à árvore de distribuição multiponto em todos os roteadores pertencentes à árvore. Isso implica que o requisito de informações de estado para essa abordagem será sempre igual a 1, isto é:

$$\text{Req}_{\text{inf_est}}(\text{T}) = 1,$$

o que implica em uma escalabilidade baixa relativa ao número de grupos multiponto ativos simultaneamente.

¹ - Daqui em diante, usar-se-á o termo SSM para representar as propostas EXPRESS ou SSM.

No caso das propostas como REUNITE e o HBH, que, além do nó raiz e dos nós folhas, mantêm informações de estado apenas nos pontos de ramificação da árvore de distribuição, o requisito de informações de estado será o seguinte:

$$\text{Req}_{\text{inf_est}}(T) = (1 + \text{Nós}_{\text{Ramificação}} + \text{Nós}_{\text{Folha}}) / \text{Num_Tot_Rots_em_T},$$

onde '1' representa o nó (roteador/comutador) que atua como raiz da árvore de distribuição, $\text{Nós}_{\text{Ramificação}}$ indica o número de pontos onde ocorre ramificação do tráfego multiponto, enquanto $\text{Nós}_{\text{Folha}}$ aponta o número de nós na borda da árvore multiponto.

Analisando a expressão acima, percebe-se que na grande maioria dos casos o esquema representado pelo REUNITE vai apresentar $\text{Req}_{\text{inf_est}}(T) < 1$. Apenas em casos extremos, onde todos os nós internos da árvore de distribuição são também pontos de ramificação, $\text{Req}_{\text{inf_est}}(T) = 1$. Contudo, segundo Stoica et al. (2000) e Costa et al. (2001a), são muito raras na prática árvores multiponto com as características destes casos extremos.

Para o caso da proposta XCAST, onde apenas o emissor mantêm as informações sobre os receptores, o requisito de informações de estado será:

$$\text{Req}_{\text{inf_est}}(T) = 1 / \text{Num_Tot_Rots_em_T}.$$

Observa-se que o XCAST apresenta grande resultado em termos de requisito de informações de estado, pois não armazena tais informações nos roteadores ao longo da árvore multiponto. Na verdade, nem trabalha com este conceito (ver seção 5.2). Porém, como será visto nas seções seguintes, tal esquema lhe trará graves problemas com os outros parâmetros analisados.

No caso da proposta MIRROR, as informações relativas ao grupo ficam armazenadas apenas nos roteadores de borda que fazem parte da árvore, o que implica que:

$$\text{Req}_{\text{inf_est}}(T) = (1 + \text{Nós}_{\text{Folha}}) / \text{No_Tot_Rots_em_T}.$$

Como percebe-se pela expressão acima, a MIRROR é bastante escalável em termos do número de grupos multiponto, apresentando um bom resultado em termos de requisito de informações de estado, sem abrir mão de utilizar os protocolos de gerenciamento e de roteamento multiponto, o que lhe trará benefícios na análise dos próximos parâmetros.

5.4.2. Custo de Encaminhamento dos Pacotes

Na proposta SSM o encaminhamento dos pacotes é idêntico ao do IP Multicast tradicional, onde, em linhas gerais, os roteadores envolvidos realizam uma consulta às suas tabelas de rotas multiponto e, baseados no endereço IP do emissor e no endereço IP do grupo, duplicam os pacotes pelas interfaces apropriadas, sem nenhuma alteração no endereço IP de destino. Desta forma, o custo de encaminhamento dos pacotes para este esquema será:

$$\text{Custo}_{\text{enc_pacotes}} = 1 \text{ consulta p/ pacote.}$$

Como a abordagem representada pelo REUNITE e pelo HBH não trabalha com endereços de grupo, o processo de encaminhamento dos pacotes nos roteadores responsáveis pela ramificação é um pouco mais custoso. Além da consulta à tabela de encaminhamento, os pacotes não serão meramente duplicados, mas será preciso construir um novo cabeçalho para estes pacotes com os novos endereços de destino apropriados. Logo o custo de encaminhamento neste caso será:

$$\text{Custo}_{\text{enc_pacotes}} = 1 . \text{ consulta p/ pacote} + N . \text{ alterações/construção cabeçalhos,}$$

onde N é o número de ramos da árvore multiponto nos pontos de ramificação.

No caso da XCAST, o custo de encaminhamento é uma questão mais crítica ainda, pois a proposta não trabalha nem com endereços de grupo, nem com qualquer tipo de sinalização de grupo, bem como não mantém nenhum tipo de informação de estado multiponto nos roteadores. Cada roteador tem que fazer várias consultas à sua tabela de rotas para poder encaminhar os novos pacotes. Além disso, os pacotes precisam ter seus cabeçalhos XCAST reconstruídos, com uma nova lista de destinatários, caso tenham que ser encaminhados por diferentes ramos da árvore. Logo:

$$\text{Custo}_{\text{enc_pacotes}} = ND . \text{ consulta p/ pacote} + N . \text{ alterações/construção cabeçalhos,}$$

onde ND é o número de destinatários.

Na proposta MIRROR o encaminhamento não é crítico. Os nós internos da rede, apesar de não possuírem informações de estado multiponto, precisam fazer apenas uma consulta na árvore binária (ver seção 3.2) para que saibam por quais interfaces as informações devem ser encaminhadas. Descoberto isso, as

informações serão duplicadas pelas interfaces apropriadas, sem nenhuma necessidade de alteração de cabeçalho. Logo, neste caso:

$$\text{Custo}_{\text{enc_pacotes}} = 1 \text{ consulta p/ rajada.}$$

Observa-se que mesmo reduzindo a manutenção das informações de estado relativas aos grupos nos nós da árvore multiponto, a MIRROR não aumenta o custo de encaminhamento dos pacotes, como acontece com a proposta XCAST e com aquelas que armazenam informações de estado apenas nos pontos de ramificação. Isto ocorre porque a MIRROR mantém, com algumas simplificações em relação ao IP Multicast atual, funcionalidades importantes da difusão seletiva, como o endereçamento de grupo e o roteamento multiponto.

5.4.3. Custo com Informações de Controle

Como a proposta SSM mantém as informações relativas ao grupo em todos os roteadores pertencentes à árvore multiponto, o custo relevante com informações de controle é apenas aquele gasto com as mensagens de adesão ao grupo (“join”) e de saída do grupo (“prune”), as quais precisam ser enviadas periodicamente para refrescar as informações de estado nos roteadores (Holbrook & Cain, 2003). O tamanho de cada mensagem de adesão/poda fica em torno de 30 bytes, enviadas, tipicamente, a cada 60 segundos (Fenner et al., 2003). Para nossa análise é suficiente a seguinte simplificação:

$$\begin{aligned} \text{Custo}_{\text{infs_contr}} &= \text{mensagens “join”} + \text{mensagens “prune”} = & (12) \\ &= \text{Num_sub-redes} \times 30 \text{ bytes.} \end{aligned}$$

Apesar destas mensagens não serem tão pequenas e de serem periódicas, elas não crescem linearmente com o número de receptores, uma vez que apenas uma mensagem de adesão por sub-rede é necessária, independente do número de receptores na sub-rede.

No caso de REUNITE e HBH, que armazenam informação de estado apenas nos pontos de ramificação, os custos com informações de controle são determinados, basicamente, pelas mensagens de sinalização trocadas entre os roteadores. Contudo, além das mensagens de adesão (“join”), estas abordagens possuem duas outras mensagens, a “tree” e a “fusion” (esta última existe apenas no HBH) (Costa et al., 2001a). A primeira, enviada via difusão seletiva pelo

emissor, contém as informações necessárias para manter e atualizar a estrutura da árvore multiponto nos pontos de ramificação que fazem parte da árvore, enquanto as mensagens “fusion” são enviadas pelos nós de ramificação e participam da construção da árvore em conjunto com as mensagens “tree”. Nem o REUNITE, nem o HBH, utilizam mensagens para sinalizar a saída do grupo (“prune”). Como os autores não mencionaram nas respectivas publicações os tamanhos das mensagens de sinalização, principalmente aqueles relativos às novas mensagens (“tree” e “fusion”), não foi possível precisar, neste caso, o gasto com informações de controle. Porém, considerando as observações acima, pode-se afirmar que tais gastos são maiores que para a proposta SSM. Logo:

$$\text{Custo}_{\text{infs_contr}} = \text{mensagens “join”} + \text{“tree”} + \text{“fusion”} > \text{Custo}_{\text{infs_contr}}(\text{SSM}).$$

Para o caso do XCAST, não existem custos com mensagens de sinalização multiponto, uma vez que, como mencionado na Seção 5.2, a abordagem não trabalha nem com endereços de grupo, nem com qualquer outra funcionalidade da difusão seletiva. As informações de controle, neste caso, estão embutidas nos cabeçalhos dos pacotes e consistem dos endereços IP dos receptores, inseridos pelo emissor em todos os pacotes quando do envio dos mesmo. Em outras palavras, o custo com informações de controle será:

$$\text{Custo}_{\text{infs_contr}} = \text{Num_Rec} \times 32 \text{ bits} = \text{Num_Rec} \times 4 \text{ Bytes}, \quad (13)$$

onde o Num_Rec representa o número de receptores da sessão XCAST.

Observa-se a pouca escalabilidade deste esquema, pois o custo com informações de controle cresce linearmente com o número de receptores.

No caso da MIRROR, o custo preponderante com informações de controle também é relativo às informações que são encapsuladas nos cabeçalhos das rajadas, já que em nossa proposta os nós internos não armazenam informações de estado sobre o grupo multiponto. Mais especificamente, os custos com informações de controle correspondem à árvore binária usada para organizar e “codificar” a árvore multiponto. Desta forma, o custo neste caso será:

$$\text{Custo}_{\text{infs_contr}} = K \cdot (\lceil \log_2 I \rceil + \lceil \log_2(K+1) \rceil + \lceil \log_2(K+1) \rceil) + Gm \quad (14)$$

onde ‘I’ representa o número de nós internos da rede, dos quais ‘K’ fazem parte da árvore de distribuição multiponto e o grau máximo de replicação desses nós é igual a ‘Gm’.

Analisando a equação do custo com informações de controle da proposta MIRROR, percebe-se que esta tem uma tendência de crescimento maior que a do modelo XCAST. Contudo, na MIRROR as informações relativas à árvore crescem à medida que aumenta o número de nós internos que fazem parte da árvore de distribuição, enquanto no XCAST elas crescem com o número de receptores. Ou seja, para a MIRROR, no pior caso, o custo será limitado pelo número de nós internos do domínio, enquanto no XCAST o número máximo de receptores, potencialmente muito maior, é o fator limitante. Além disso, deve-se ressaltar que a proposta MIRROR é baseada no paradigma LOBS, o que implica que vários pacotes são encaminhados com apenas um cabeçalho, assim como a comutação será baseada em rótulos, fazendo com que apenas as primeiras informações de controle precisem conter tais informações adicionais. Por fim, não devemos esquecer que o pacote de controle irá trafegar em um canal dedicado, o que minimiza ainda mais as possíveis conseqüências negativas que as informações adicionais geradas pela MIRROR poderiam causar em termos de desperdício de largura de banda.

5.4.4. Custo da Árvore Multiponto

Primeiramente, o custo da árvore multiponto será avaliado em função do número de cópias de um mesmo pacote transmitido nos diversos enlaces da rede. A partir da análise dos esquemas de construção da árvore multiponto das diferentes propostas, observa-se que SSM, XCAST e MIRROR vão transmitir no máximo uma cópia de um mesmo pacote nos diversos enlaces de suas árvore multiponto. A única abordagem avaliada que nem sempre garante tal comportamento é a REUNITE, pois esta constrói as árvores multiponto baseado em duas mensagens (“join” e “tree”), que são originadas por diferentes entidades da rede (a primeira é enviada pelos receptores e a segunda pelo emissor). Como o emissor endereça os pacotes de dados para o primeiro membro que aderiu a sessão, uma má escolha do nó de distribuição pode ocorrer quando existirem certos tipos de assimetrias nas rotas, o que produzirá cópias desnecessárias de pacotes em certos enlaces. Tal comportamento é corrigido no HBH, acrescentando-se mais uma mensagem de sinalização (a “fusion”) e fazendo com que o emissor enderece os pacotes para o ponto de ramificação mais próximo.

Se, por outro lado, a avaliação do custo da árvore multiponto for feita em função da soma dos custos dos enlaces individuais que formam as árvores multiponto, então os resultados serão completamente diferentes. O modelo SSM, por exemplo, será o que fornecerá o pior resultado na grande maioria dos casos, visto que no caso dele a árvore multiponto é construída a partir dos receptores para o emissor através da técnica de RPF (“Reverse Path Forwarding”) (Fenner et al., 2003), que garante o menor caminho dos receptores para o emissor, mas não o contrário, caso os enlaces envolvidos tenham roteamento assimétrico.

Os outros três esquemas analisados aqui, de uma forma geral, irão fornecer resultados melhores que o modelo SSM, pois, diferente deste último, todos constroem suas árvores de distribuição multiponto baseados no caminho mais curto entre o emissor e os receptores. A diferença entre eles é que a MIRROR tem maior facilidade para trabalhar com árvores multiponto comutadas por rótulos, através do uso de MPLS. Tanto o XCAST como os esquemas que armazenam informações de estado apenas nos pontos de ramificações teriam problemas para construir árvores comutadas por rótulos, pois, em ambos os casos, os nós de ramificação precisam fazer alterações nos cabeçalhos dos pacotes para encaminhá-los. Esta necessidade, entre outros problemas, demanda que os nós internos tenham funcionalidades semelhantes aos nós de borda da rede, o que contraria o princípio básico do MPLS.

5.4.5. Análise Crítica dos Resultados

Os resultados da análise das diferentes propostas de adaptações ao IP Multicast apresentados na Seção 5.4, resumidos na Tabela 5.2, demonstram que existe um claro compromisso entre a manutenção das informações de estado relativa ao grupo e os custos de encaminhamento dos pacotes e com as informações de controle. Percebe-se que, quando se excede no corte das informações de estado e de funcionalidades relacionadas à difusão seletiva, como no caso da proposta XCAST, aumenta-se os custos com informações de controle e com o encaminhamento dos pacotes. Por outro lado, eliminando-se apenas as informações de estado desnecessárias, mas mantendo-se outras funcionalidades como endereço de grupo e protocolos de roteamento multiponto, ganha-se em escalabilidade sem tornar proibitivo os custos com informações de controle e com o encaminhamento dos pacotes. Tal fato pôde ser constatado na proposta

MIRROR, a qual apresentou resultados bastante satisfatórios em três dos quatro quesitos avaliados. No caso do único parâmetro que não apresentou resultados tão bons, as possíveis conseqüências negativas são minimizadas pelas características dos paradigmas adotados na rede referência (vide Seção 5.4.3).

Parâmetros Propostas	Requisitos de informação de estado	Custo de Encaminhamento de Pacotes	Custo com Informações de Controle	Custo da Árvore Multiponto
SSM	Maior de todos	Baixo	Baixo	Mínimo no sentido reverso
REUNITE & HBH	Médio	Alto	Médio	Mínimo garantido só no caso do HBH
XCAST	Mínimo	Muito Alto	Muito Alto	Mínimo
MIRROR	Baixo	Baixo	Alto	Mínimo

Tabela 5.2 – Análise comparativa entre as principais opções ao IP Multicast atual.

Pode-se dizer que o maior mérito da proposta MIRROR foi justamente encontrar o equilíbrio mencionado no parágrafo anterior, propondo otimizações que melhoram a escalabilidade do modelo, sem eliminar funcionalidades que possam comprometer os custos com informações de controle e com o encaminhamento dos pacotes. Desta forma, a MIRROR manteve as informações de estado relativas ao grupo apenas nos roteadores de borda, utilizando um esquema de encapsulamento para transportar tais informações para os nós internos. Ao mesmo tempo manteve, com alguns aperfeiçoamentos, o endereçamento de grupo e os protocolos de sinalização e de roteamento multiponto.

A proposta MIRROR também demonstrou ser a opção mais adequada para o contexto das futuras inter-redes baseadas em comutação óptica, uma vez que suas características facilitam o emprego da comutação de rótulos, assim como minimizam tanto o processamento dos nós internos no encaminhamento dos dados como a necessidade de armazenamento temporário de pacotes nesses nós.

Por fim, não se deve deixar de mencionar que o modelo proposto faz uso dos paradigmas OBS e GMPLS, os quais vêm se destacando neste cenário evolutivo na área de redes, por sinalizarem com soluções que prometem inter-redes ópticas baseadas em IP e WDM mais flexíveis na alocação de recursos.

5.5. Implementação de um Protótipo para Simulações

Além da análise apresentada na seção anterior, procurou-se realizar simulações retratando as principais características da proposta MIRROR, com o intuito de corroborar os resultados obtidos na análise comparativa, bem como de aprofundar a análise sobre a proposta.

Como não se encontrou nenhum simulador ou ambiente de simulação que reproduzisse o funcionamento de redes com as características desejadas neste trabalho, optou-se por desenvolver extensões ao ambiente de simulação NS (“Network Simulator”) (NS, 2003), acrescentando as funcionalidades que retratam as características principais da proposta MIRROR. O NS é um simulador de redes orientado a eventos desenvolvido dentro do projeto VINT (“Virtual InterNetwork Testbed”) (2002), que permite simulações das mais variadas arquiteturas e estruturas de rede. Em função de sua abrangência e por oferecer código aberto e um bom suporte ao desenvolvimento de extensões, o NS é um dos simuladores mais usados pela comunidade científica da área de redes, sendo adotado inclusive por alguns membros da IETF, para a avaliação de protocolos.

Esta seção apresentará um resumo das extensões desenvolvidas ao NS e mostrará os resultados obtidos com as simulações.

5.5.1. Extensões Desenvolvidas para o Simulador NS

No NS, para adicionar novos módulos ou mesmo para alterar ou adicionar funcionalidades a componentes já existentes, deve-se, primeiramente, ter um bom entendimento do funcionamento do simulador, conhecer a hierarquia de classes do NS e saber onde cada parte do código está situada dentro da árvore de diretórios do simulador. Adquiridos esses conhecimentos, o processo de adição de novos módulos ao simulador pode ser dividido resumidamente em três etapas principais: determinar as necessidades para as novas funcionalidades, determinar a posição dos novos componentes dentro da hierarquia de classes do NS e, por fim, escrever o novo código e associá-lo ao simulador, o que envolve escrever códigos em C++ e em OTcl. A descrição detalhada do funcionamento e da estrutura do simulador, bem como das etapas de desenvolvimento de novos módulos ao NS, podem ser encontradas em (Abelém, 2001).

Para que o NS passasse a oferecer a possibilidade de simular redes comutadas por rajadas ópticas rotuladas, inclusive para transmissões via difusão seletiva, diversas questões precisaram ser solucionadas. O NS na versão 2.1b8a, utilizada neste trabalho, apesar de não oferecer funcionalidades de redes ópticas no conjunto original de módulos que compõem o simulador, dispõe de um módulo para a comutação de rajadas ópticas, desenvolvido por Wang (2002). Contudo, tal módulo não interoperava com o módulo de comutação de rótulos (Ahn & Chun, 2001), já existente no NS. Aliado a isto, o módulo de comutação de rótulos não funcionava com difusão seletiva, pois este tinha sido desenvolvido baseado na estrutura de nó² ponto a ponto, que, no NS, é diferente da estrutura de nó apto a realizar transmissões via difusão seletiva (NS, 2003).

Em um nó ponto a ponto do NS todos os pacotes que chegam ao ponto de entrada são diretamente encaminhados ao primeiro classificador, que pode ser tanto um classificador de endereços, caso seja um nó ponto a ponto tradicional, como um classificador MPLS, caso o nó esteja habilitado a realizar a comutação por rótulos (ver Figura 5.2). No caso dos nós aptos a realizar transmissão via difusão seletiva no NS, logo após o ponto de entrada existe um testador que verifica se os pacotes que estão chegando estão sendo encaminhados para endereços ponto a ponto ou multiponto. A partir disso, os pacotes são encaminhados aos classificadores apropriados para cada caso.

Para conseguir solucionar os problemas de interoperação entre os módulos mencionados nos parágrafos anteriores, o primeiro passo foi o desenvolvimento de uma nova estrutura de nó para o NS, que permitisse realizar a comutação baseada em rótulos para transmissões via difusão seletiva. A visão geral da estrutura deste novo nó é ilustrada na Figura 5.2.

² - No contexto do NS, um nó é composto de classificadores e agentes. Os classificadores são objetos que encaminham os pacotes recebidos em função de campos específicos destes (e.g. endereço de destino). Enquanto agentes são os objetos emissores/receptores de protocolos.

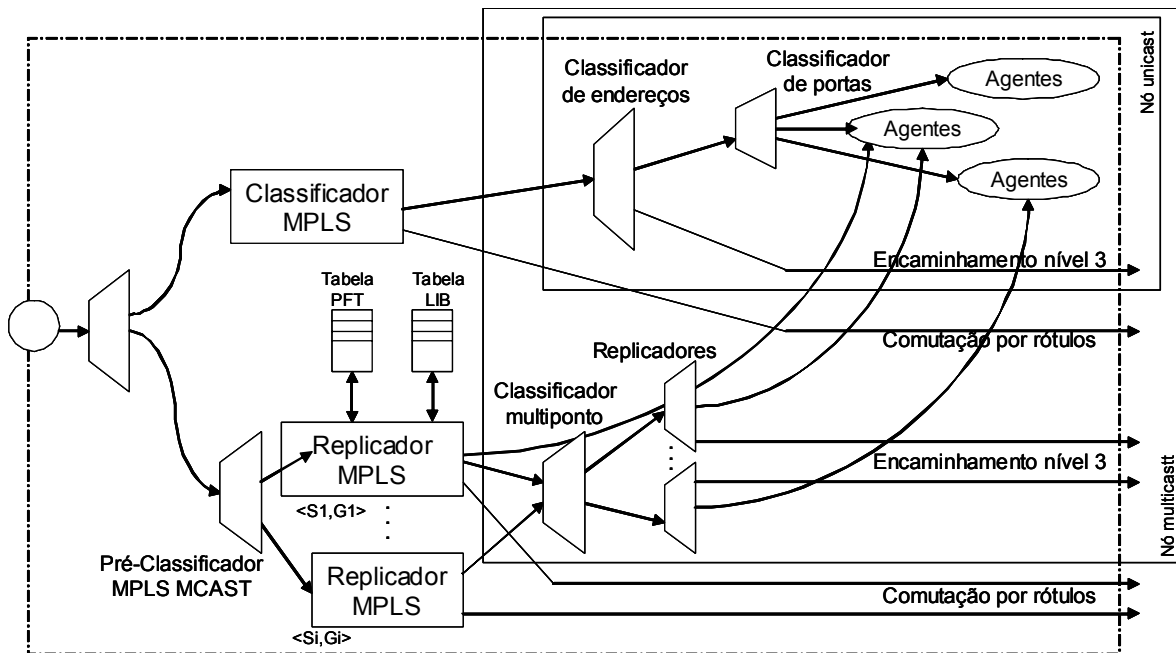


Figura 5.2 – Estrutura funcional do novo nó para o NS.

Partiu-se da estrutura original do nó apto a realizar a difusão seletiva e acrescentou-se um novo classificador, denominado Pré-Classificador MPLS MCAST, e um novo replicador, chamado Replicador MPLS, antes do classificador de endereços multiponto (ver Figura 5.2). Inseriu-se também o classificador MPLS já existente na parte do nó que trata das transmissões ponto a ponto, habilitando o novo nó a realizar a comutação por rótulos também em transmissões ponto a ponto. Os detalhes sobre a implementação do novo nó podem ser encontrados em (Abelém, 2003).

Quando este novo nó recebe um pacote, ele opera da seguinte forma:

1. Primeiramente, ele testa o campo de endereço destino do pacote (na verdade apenas o bit mais significativo do campo) para verificar se o encaminhamento é ponto a ponto ou via difusão seletiva. Observa-se que o NS utiliza um esquema de endereçamento próprio, entre outros motivos, por questões de economia de espaço de memória.
2. Caso o endereço de destino seja um endereço multiponto, o pacote é enviado para o Pré-classificador MPLS MCAST, que, por sua vez, o encaminha para o Replicador MPLS apropriado.
3. O Replicador MPLS verifica se o pacote recebido está rotulado ou não. Se o pacote estiver rotulado, o Replicador MPLS executa comutação por rótulos para encaminhar o pacote. Da mesma forma, se o pacote não estiver rotulado, mas

existir uma classe de equivalência para ele, um rótulo é atribuído ao pacote e este é comutado por rótulos.

4. Caso o pacote não esteja rotulado, nem exista classe de equivalência para ele, então o pacote é encaminhado para o classificador multiponto para ser roteado convencionalmente, ou seja, no nível 3.

5. Se o próximo salto do pacote for o próprio nó, ele será encaminhado para o Classificador de Portas.

É interessante ressaltar que cada Replicador MPLS utiliza duas tabelas para realizar a comutação por rótulos: a tabela de encaminhamento parcial (“PFT – Partial Forwarding Table”) e a base de informações de rótulos (“LIB – Label Information Base”). A PFT é um subconjunto da tabela de encaminhamento e é usada para mapear os pacotes IP em LSPs nos roteadores comutados por rótulos de entrada (LSR de entrada). Especificamente a PFT consiste da classe de equivalência (FEC), do identificador de fluxo e de um ponteiro para a LIB. Este último, evidentemente, indica a entrada na tabela LIB. A tabela LIB contém informações sobre os LSPs estabelecidos e é usada para realizar a substituição de rótulos durante a comutação. Ela contém o rótulo de entrada/rótulo(s) de saída e a interface de entrada/interface(s) de saída.

Uma vez desenvolvido o novo nó, passou-se a trabalhar na inclusão de funcionalidades que caracterizam a proposta MIRROR e que capacitam o simulador para aferir os resultados obtidos. Entre as modificações mais relevantes, pode-se destacar: a capacitação do mesmo para medir o comportamento de redes baseadas em rajadas ópticas rotuladas, a implementação de um esquema de encapsulamento para transportar as informações relativas a árvore multiponto entre os nós e as alterações nos protocolos de sinalização do MPLS de modo a adequá-los à proposta MIRROR.

No que diz respeito à capacitação do NS para aferir o comportamento de redes baseadas em rajadas ópticas rotuladas, foi preciso adaptar as aplicações que geram tráfego para simular o envio de rajadas (múltiplos pacotes) como uma unidade, assim como foram necessárias modificações na forma de medir os bytes recebidos para poder calculá-los por canal.

Quanto ao esquema de encapsulamento, criou-se um esquema para simular o comportamento dos nós internos da rede, os quais, na proposta MIRROR, não possuem conhecimento sobre a árvore de distribuição multiponto. Nesse esquema,

bloqueou-se o acesso dos nós internos às informações sobre árvore multiponto mantidas por estes. Tais informações só são liberadas quando estes recebem a mensagem de sinalização simbolizando o pacote de controle. Por sua vez um pacote de controle, foi criado de modo a possuir tamanho ajustável, essencialmente em função do número de nós pertencentes à árvore multiponto, calculado de acordo com a Seção 5.4.3.

O motivo para não se desenvolver o esquema de encapsulamento exatamente como definido no capítulo 4 (Seção 4.3) foi a necessidade da criação de uma nova estrutura de nó, diferente daquela por nós desenvolvida e das já existentes, o que implicaria em modificações nos mais variados aspectos relacionados ao nós, como por exemplo nos protocolos de roteamento multiponto existentes. Tal tarefa fugiria do foco principal das simulações, que é referendar os resultados obtidos na análise comparativa. Como o artifício utilizado para implementar o esquema de encapsulamento não compromete a aferição dos parâmetros analisados, optou-se por mantê-lo.

Quanto às modificações nos protocolos de sinalização do MPLS, primeiro ampliou-se as estruturas de dados das tabelas LIB e PFT para que estas se tornassem aptas a trabalhar com difusão seletiva. Depois implementou-se as alterações sugeridas para o estabelecimento de LSPs, descritas no Capítulo 4, Seção 4.4.

Apesar de todas as funcionalidades acrescentadas, o NS oferece apenas condições limitadas para simular e analisar o comportamento de redes OBS. Alguns aspectos, como por exemplo o retardo nos roteadores de borda e as reservas antecipadas, ainda precisam da adição de outras funcionalidades para poderem ser simulados de maneira apropriada.

5.5.2. Resultados e Análise das Simulações

As simulações realizadas, como mencionado anteriormente, foram organizadas com o intuito de confirmar os resultados encontrados na análise comparativa. Desta forma, buscou-se medir nas simulações os mesmos parâmetros utilizados na análise comparativa (Seção 5.4). São eles: requisito de informações de estado, custo de encaminhamento dos pacotes, custo com informações de controle e custo da árvore de distribuição multiponto.

O NS não possui implementadas muitas das principais funcionalidades que caracterizam as propostas alternativas avaliadas na análise comparativa (Seção 5.4). Contudo, alguns dos parâmetros investigados permitem que a avaliação seja realizada apenas com a adição de pequenas características da proposta, juntamente com informações sobre a topologia da rede, número de membros no grupo, os nós internos que fazem parte da árvore de distribuição multiponto e quais deles atuam como pontos de ramificação. Por outro lado, sem as principais funcionalidades que caracterizam as propostas implementadas, torna-se um pouco mais difícil avaliar alguns dos outros parâmetros. Em função disso, alguns parâmetros são aferidos para todas as propostas, enquanto outros apenas para as propostas consideradas mais críticas.

Como nossa proposta é essencialmente para as redes de backbone, optou-se por adotar uma topologia semelhante à de backbones existentes na Internet. Especificamente, a topologia escolhida foi inspirada no backbone da Abilene, como ilustrado na Figura 5.3.

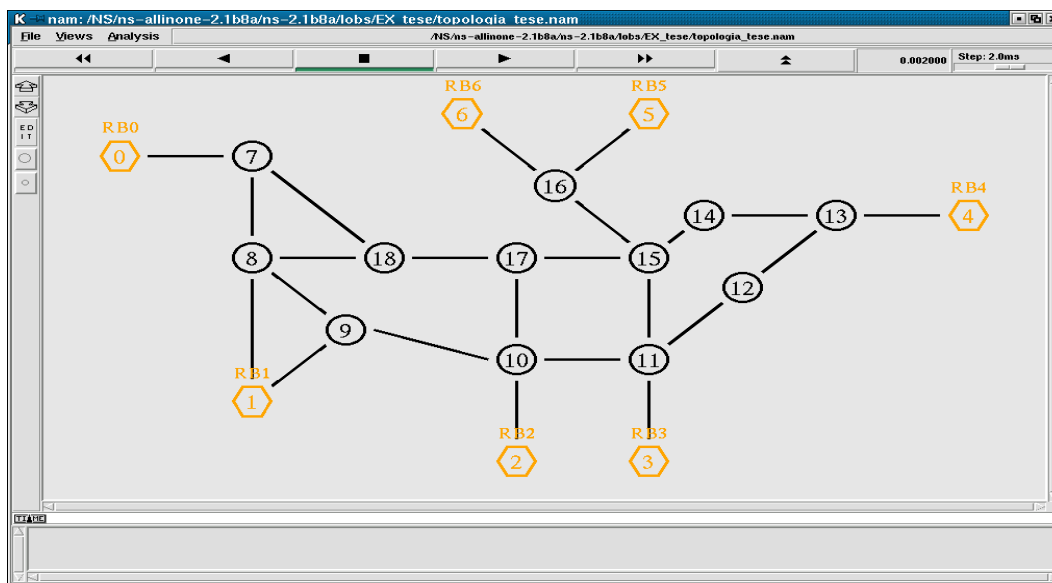


Figura 5.3 – Topologia utilizada nas simulações.

A rede é composta por 19 nós, onde 7 atuam como nós de borda, enquanto os outros 12 funcionam como nós internos. Na Figura 5.3 os nós de borda (RB0 a 6) estão rotulados com o termo ‘RB’, com o formato de hexágono e na cor cinza. Os nós internos (nó 7 a 18) estão numerados convencionalmente, com formato circular e na cor preta. Os enlaces ópticos foram configurados com capacidade de 10 Gbps e com retardos variando entre 5, 10 e 20 ms, conforme a Figura 5.3. Além disso, cada enlace foi configurado com capacidade para 4 lambdas (canais).

O tipo de tráfego utilizado foi a rajada (“burst”), sendo que para simular o comportamento do paradigma OBS, cada rajada, composta de vários pacotes, é enviada com uma unidade. Neste tipo de tráfego é possível configurar a taxa de envio da rajada, o tempo de duração desta e o intervalo entre duas rajadas, além de poder ser possível definir o tamanho dos pacotes que compõem a rajada.

Utilizando a topologia da Figura 5.3, realizou-se simulações para grupos com 2, 3, 4, 5 e 6 receptores, onde receptores e emissores, no contexto do nosso trabalho, são roteadores de borda. Com o intuito de estabelecer uma metodologia para o crescimento do grupo definiu-se como emissor o roteador RB0, enquanto os receptores vão aderindo ao grupo na seguinte sequência: RB1, RB6, RB2, RB5, RB3 e, por último, RB4. Os resultados obtidos analisando os parâmetros descritos anteriormente são apresentados a seguir.

5.5.2.1. Requisitos de Informações de Estado

Como ressaltado no início deste capítulo, o requisito de informações de estados vem sendo empregado pela comunidade de redes para avaliar a escalabilidade dos modelos de difusão seletiva (Tian et al., 1998). A variação do requisito de informações de estados para a MIRROR, bem como para as demais propostas avaliadas aqui é mostrada na Figura 5.4.

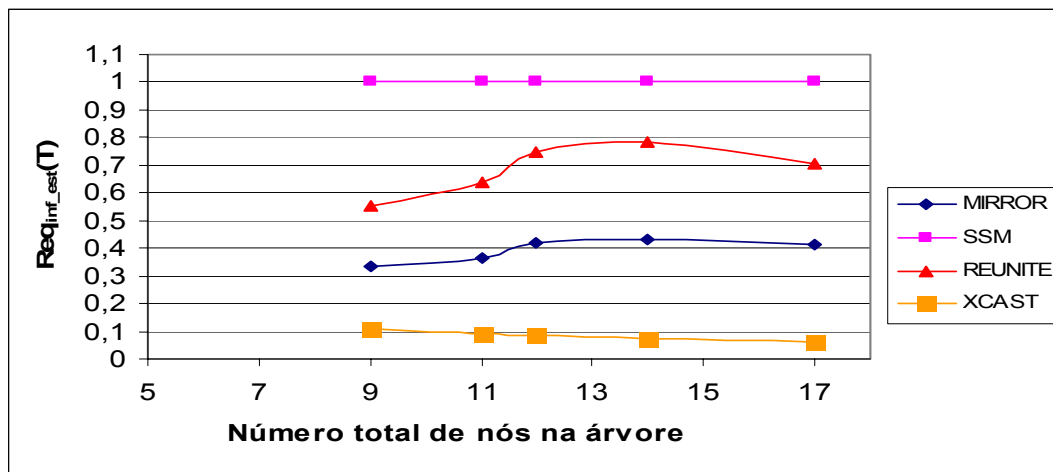


Figura 5.4 – Requisito de informações de estados para a MIRROR e demais propostas.

Observa-se que, neste caso, o requisito de informações de estado para a proposta MIRROR manteve-se relativamente estável, em torno de 0,4, para diferentes tamanhos de grupo. Apesar de ser apenas um primeiro resultado, este serve para indicar que as simulações não contradizem as avaliações feitas na análise crítica sobre requisitos de informações de estado.

A relativa estabilidade deste parâmetro pode também sinalizar uma tendência de crescimento proporcional do número de nós internos que fazem parte da árvore multiponto em relação ao número de nós de borda que pertencem a mesma. Contudo, tal indicação precisa de maiores simulações com diferentes arquiteturas para ser consolidada.

5.5.2.2. Custo de Encaminhamento dos Pacotes

O custo de encaminhamento dos pacotes, apresentado na Seção 5.4, serve para analisar os gastos (“overhead”) que os nós ao longo da árvore de distribuição têm para encaminhar os pacotes de dados aos respectivos receptores (Tian et al., 1998). Neste trabalho mediu-se o custo de encaminhamento através de uma estimativa do número de consultas à tabela de rotas somado ao número de alterações/construções de cabeçalhos durante o encaminhamento de um pacote. Tal avaliação foi feita para diferentes tamanhos de grupos, segundo a estratégia adotada no início desta seção e os resultados estão apresentados na Figura 5.5.

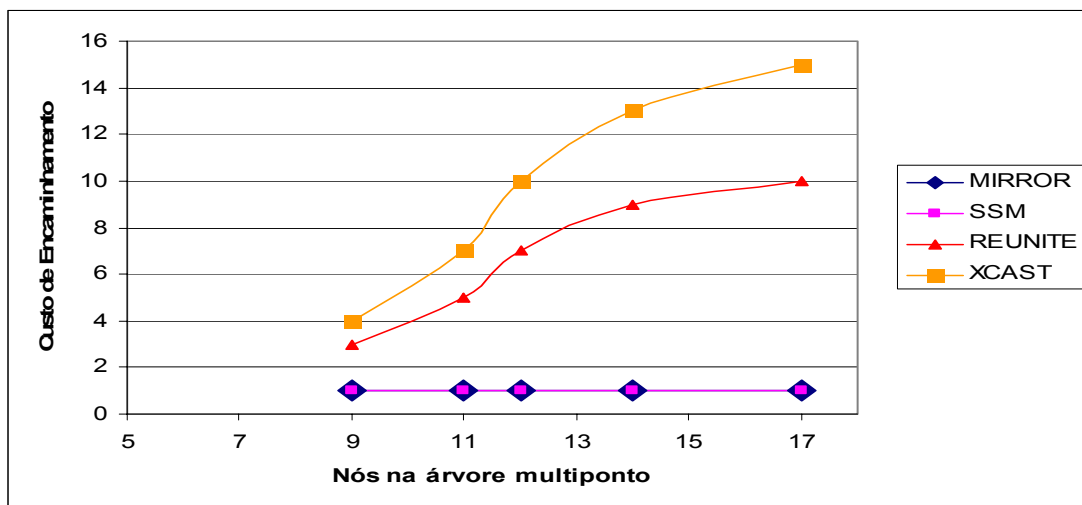


Figura 5.5 – Custo com encaminhamento de pacotes para MIRROR e demais propostas.

Nota-se que, neste caso, as propostas REUNITE e XCAST apresentam custos com encaminhamento altos e com tendência de crescimento também acentuada, principalmente a proposta XCAST. Estes resultados sugerem comportamentos semelhantes aos obtidos na análise crítica para este parâmetro.

Como mencionado na Seção 5.4.5, as propostas REUNITE e XCAST optaram por incrementar seus modelos implementando algumas funções básicas da difusão seletiva através de funcionalidades da comunicação ponto a ponto. Esta solução, apesar de proporcionar melhorias na escalabilidade das propostas, em

relação ao número de grupos ativos simultaneamente, pode comprometer esta mesma escalabilidade em virtude do aumento do custo com encaminhamento.

Por outro lado, as propostas como a MIRROR e a SSM, as quais incrementam as funcionalidades básicas da difusão seletiva, como endereçamento de grupo e roteamento multiponto, apresentam custo com encaminhamento baixo e, mais importante, com tendência de crescimento praticamente nula.

5.5.2.3. Custo com Informações de Controle

No que diz respeito ao custo com informações de controle, as propostas analisadas, como visto na Seção 5.4.3, possuem dependência em relação a diferentes variáveis. Por exemplo, na MIRROR o custo com informações de controle cresce com o número de nós internos que fazem parte da árvore de distribuição, enquanto no XCAST elas crescem com o número de receptores. Como as propostas MIRROR e XCAST são as que, a princípio, apresentam custos com informações de controle mais críticos, optou-se por investigar nesta seção apenas o custo com informações de controle destas duas propostas. Para tanto, mediu-se nesta simulação, essencialmente, os custos com as informações embutidas nos cabeçalhos dos pacotes ou nas mensagens de controle para as duas propostas, os quais são os mais relevantes em ambos os casos. Os resultados estão apresentados na Figura 5.6.

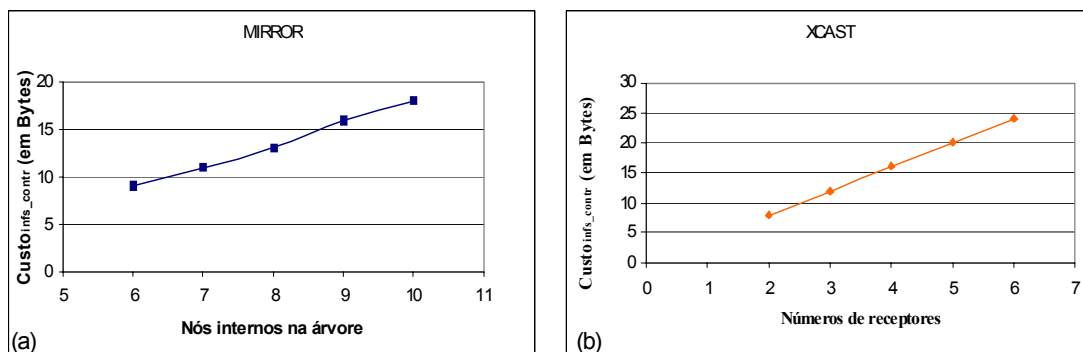


Figura 5.6 – Custo com informações de controle para as propostas MIRROR e XCAST.

Observando a evolução do custo com informações de controle das duas propostas para o nosso exemplo, percebe-se que ambas, apesar de iniciarem com valores baixos apresentam tendência de crescimento linear ou próximo desta. Estes primeiros resultados também estão de acordo com as avaliações realizadas na análise crítica para este parâmetro. Contudo, como mencionado na Seção 5.4.3 e no início desta seção, na MIRROR o custo com informações de controle cresce

a medida que aumenta o número de nós internos que fazem parte da árvore de distribuição, enquanto no XCAST elas crescem com o número de receptores. Ou seja, para a MIRROR, no pior caso, o custo será limitado pelo número de nós internos do domínio, enquanto no XCAST o número máximo de receptores, potencialmente muito maior, é o fator limitante.

Nota-se que não está sendo considerado aqui, o fato de que na MIRROR apenas as primeiras mensagens de controle precisam conter tais informações adicionais, em virtude do uso da comutação de rajadas ópticas rotuladas. Se na Figura 5.6, ao invés de avaliar o custo com informações de controle em função do número de nós internos da árvore multiponto ou do número de receptores, tal custo fosse avaliado em função do percentual de informações de controle em relação a quantidade de dados transmitida, a expectativa é que a proposta MIRROR apresentaria resultados sensivelmente melhores que os da proposta XCAST.

Apenas a título de ilustração, a Figura 5.7 apresenta a comparação do custo com informações de controle para a proposta MIRROR calculado de acordo com a Equação 14 (MIRROR_Eq), com o mesmo custo medido nas simulações realizadas (MIRROR_Sm).

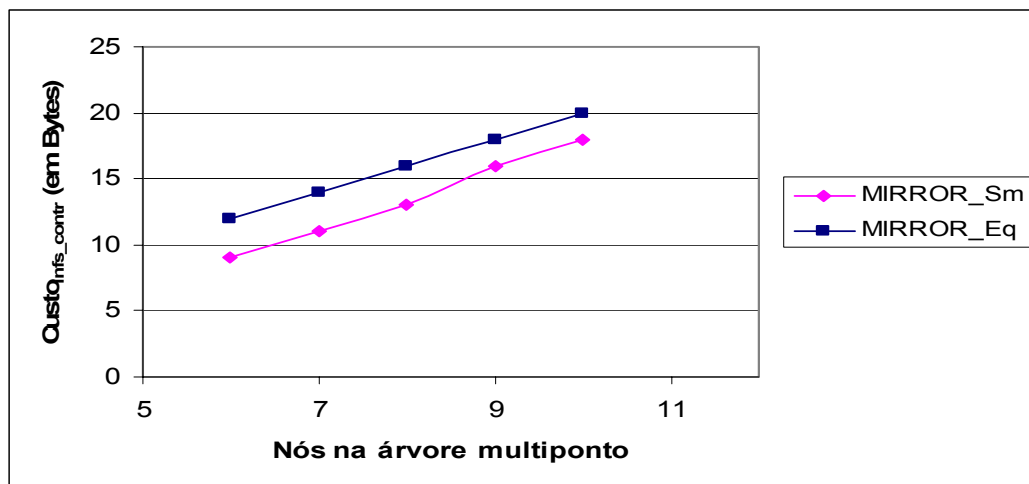


Figura 5.7 – Comparação entre o custo com informações de controle para a proposta MIRROR, calculado pela Equação 14, com o custo medido nas simulações.

Percebe-se que os resultados apresentados nas simulações estão bem próximos dos obtidos através da Equação 14. A diferença encontrada entre os dois resultados deve-se principalmente aos arredondamentos à maior, que são feitos no cálculo da Equação 14 e que não são utilizados nas simulações.

5.5.2.4. Custo da Árvore de Distribuição Multiponto

Para medir o custo da árvore multiponto, realizou-se simulações com duas situações diferentes. Na primeira considerou-se a topologia com enlaces simétricos, ou seja, com os custos de cada enlace sendo iguais independente do sentido do tráfego. No segundo caso, considerou-se enlaces assimétricos, que costumam melhor representar a realidade (Costa et al., 2001b). Em ambos os casos, calculou-se a árvore de distribuição multiponto, tanto através da abordagem de caminho mais curto reverso, adotada na proposta SSM, como através da abordagem de menor caminho entre o emissor e os receptores, utilizada pelas propostas MIRROR, REUNITE e XCAST. Neste segundo caso, as árvores multiponto construídas pelas três abordagens poderão ser ligeiramente diferentes em alguns casos, apenas em relação aos nós onde é feita a replicação dos dados. Isto se deve ao uso por REUNITE e XCAST das funcionalidades do roteamento ponto a ponto, enquanto a MIRROR emprega roteamento multiponto. Desta forma, optou-se por utilizar apenas a árvore calculada pela proposta MIRROR para ilustrar a abordagem que adota o menor caminho entre o emissor e os receptores.

Para o caso da topologia com enlaces simétricos, a Figura 5.8(a) ilustra a árvore construída pela abordagem de menor caminho entre o emissor e os receptores, enquanto a Figura 5.8(b) apresenta a árvore construída através da abordagem de caminho mais curto reverso. Ambas ilustram o estágio onde todos os nós de borda já fazem parte do grupo.

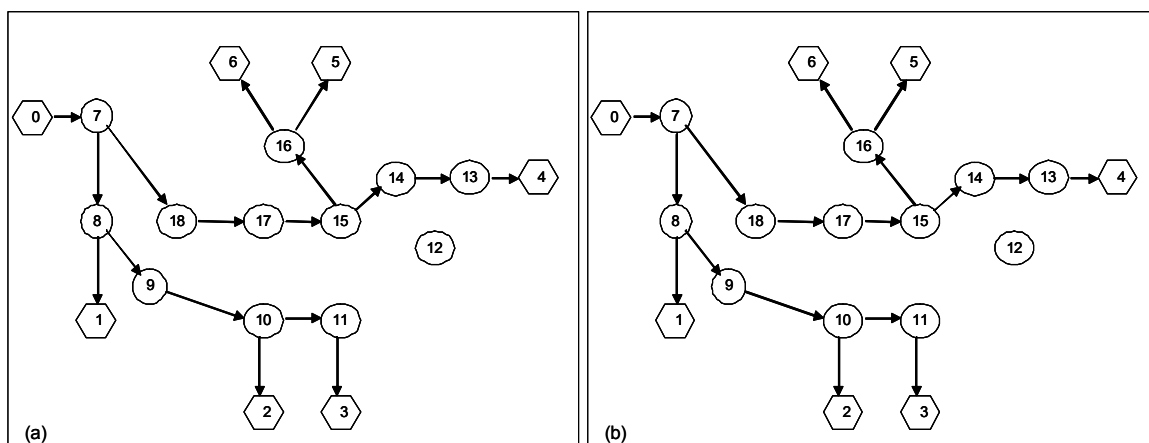


Figura 5.8 – Árvores multiponto construídas a partir de uma topologia com enlaces simétricos pelas abordagens: (a) MIRROR (b) SSM.

Observa-se que as árvores construídas pelas duas propostas foram iguais. Este resultado já era esperado, uma vez que as árvore possuem o mesmo custo em ambos os sentidos.

Quando se trabalhou com enlaces assimétricos, foram escolhidos os custos destes conforme mostra a Figura 5.9. Como no simulador o custo padrão de cada enlace é igual a 1, optou-se por realçar apenas os custos que foram modificados, com os respectivos sentidos destes. Os custos que não estão explicitamente indicados continuam iguais a 1.

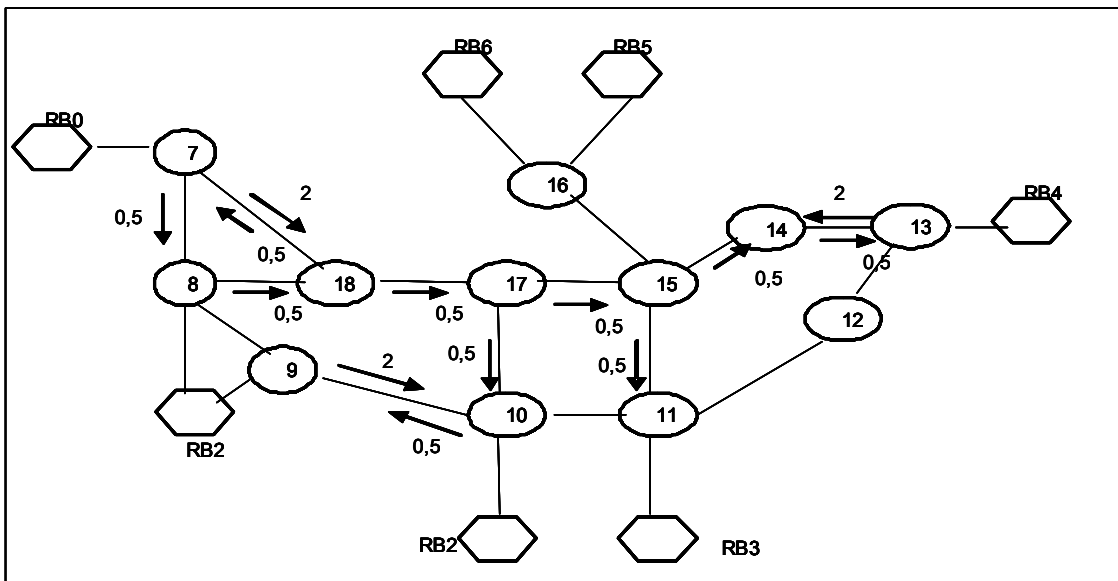


Figura 5.9 – Topologia com enlaces assimétricos

As árvores construídas na proposta MIRROR e na SSM estão mostradas nas Figura 5.10(a) e 5.10(b), respectivamente.

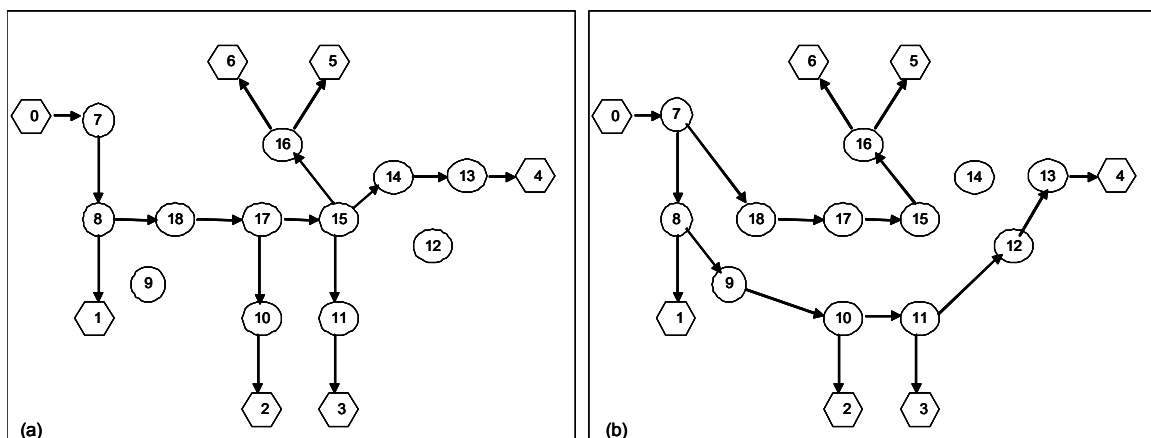


Figura 5.10 – Árvores multiponto construídas a partir de uma topologia com enlaces assimétricos pelas propostas: (a) MIRROR (b) SSM.

Nas simulações com enlaces assimétricos comprova-se mais claramente os prognósticos feitos na análise comparativa em relação as árvores multiponto construídas pelas diferentes propostas. Enquanto na proposta SSM as árvores multiponto serão sempre estabelecidas através do caminho de menor custo entre os receptores e o emissor, o que comumente chama-se de caminho mais curto reverso, na proposta MIRROR, REUNITE e XCAST as árvores multiponto são construídas através do caminho de menor custo entre o emissor e os receptores, que é por onde o tráfego será efetivamente transmitido.